

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 2002-335277

(43)Date of publication of application : 22.11.2002

(51)Int.Cl.

H04L 12/56

(21)Application number : 2001-136599

(71)Applicant : NEC CORP

(22)Date of filing : 07.05.2001

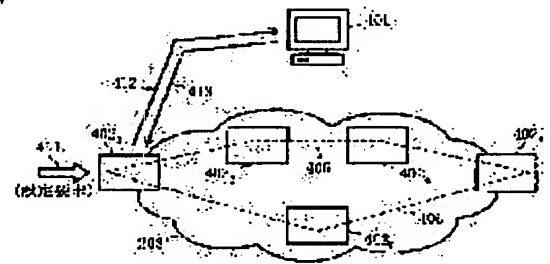
(72)Inventor : MIYAO YASUHIRO

(54) DEMAND ACCOMMODATION DECISION DEVICE, ROOT SERVER, NODE AND DEMAND ACCOMMODATION DECISION METHOD

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To provide a demand accommodation decision device capable of simultaneously retrieving a current path and a backup path able to share a backup resource with the current path while reducing interference between demand pairs and to provide a root server, a node and a demand accommodation discrimination method.

SOLUTION: The root server 401 calculates the capacity of the current path 405 and the backup path 406 and downloads the result to edge nodes of each path. When any node 402 has a demand setting request 411, the node requests the root server 401 to decide the propriety of accommodation as an accommodation decision request 412. The root server 401 decides the accommodation of a demand newly caused on the basis of the quantity of the demand, a band to be reserved for each path, and a demand total quantity of demands having already been accommodated in each path. The result of decision is returned to the concerned node 402 as a reply 413. In addition to the on-line processing above, the node 402 receiving the demand setting request 411 may uniquely decide the propriety of accommodation without making inquiry to the root server 401 (off-line).



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

17.04.2002

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

3591482

[Date of registration]

03.09.2004

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's

decision of rejection]

[Date of extinction of right]

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号
特開2002-335277
(P2002-335277A)

(43) 公開日 平成14年11月22日 (2002. 11. 22)

(51) Int.Cl. ⁷	識別記号	F I	テ-マ-ト*(参考)
H 0 4 L 12/56	1 0 0	H 0 4 L 12/56	1 0 0 C 5 K 0 3 0
	2 0 0		2 0 0 Z

審査請求 有 請求項の数11 O L (全 21 頁)

(21) 出願番号 特願2001-136599(P2001-136599)

(22) 出願日 平成13年5月7日 (2001. 5. 7)

(71) 出願人 000004237

日本電気株式会社

東京都港区芝五丁目7番1号

(72) 発明者 宮尾 泰寛

東京都港区芝五丁目7番1号 日本電気株式会社内

(74) 代理人 100083987

弁理士 山内 梅雄

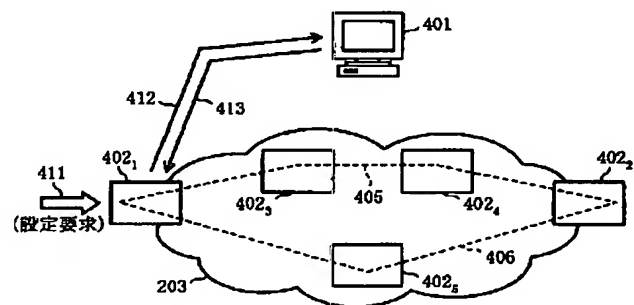
Fターム(参考) 5K030 HA08 HD03 LB08 LB19 LC09

(54) 【発明の名称】 デマンドの収容判定装置、ルートサーバ、ノードおよびデマンドの収容判定方法

(57) 【要約】

【課題】 デマンドペア間の干渉の削減を図りつつ、現用経路と予備資源を共有可能な予備経路を同時に探索することの可能なデマンドの収容判定装置、ルートサーバ、ノードおよびデマンドの収容判定方法を得ること。

【解決手段】 ルートサーバ401は現用経路405と予備経路406の容量を計算して、各パスのエッジノードに対して、これをダウンロードする。いずれかのノード402にデマンドの設定要求411があると、このノードはその収容可否を収容判定要求412としてルートサーバ401に要求する。ルートサーバ401は、新たに発生したデマンドの収容判定を、そのデマンドのデマンド量と、各パスに確保すべき帯域と、各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う。判定結果は返答413として該当するノード402に返される。このようなオンライン処理とは別に、デマンドの設定要求411を受けたノード402がルートサーバ401に問い合わせずに（オフライン）、独自に収容の可否を判定することも可能である。



【特許請求の範囲】

【請求項 1】 ネットワーク上でチャネルを設定したい 2 点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが 1 つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和と前記デマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これを前記デマンドペアの満足率とする満足率演算手段と、

各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第 1 の最適化問題を解く、第 1 の最適化問題演算手段と、

各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、前記第 1 の最適化問題演算手段によって第 1 の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第 2 の最適化問題を解く第 2 の最適化問題演算手段と、

予め各デマンドペアが使用する 1 つもしくは複数のパスに確保すべき帯域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、前記デマンドのデマンド量と、前記各パスに確保すべき帯域と、前記各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定手段とを具備することを特徴とするデマンドの収容判定装置。

【請求項 2】 ネットワーク上でチャネルを設定したい 2 点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが 1 つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和と前記デマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これを前記デマンドペアの満足率とする満足率演算手段と、

各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第 1 の最適化問題を解く、第 1 の最適化問題演算手段と、

各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、前記第 1 の最適化

問題演算手段によって第 1 の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第 2 の最適化問題を解く第 2 の最適化問題演算手段と、
予め各デマンドペアが使用する 1 つもしくは複数のパスに確保すべき帯域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、前記デマンドのデマンド量と、前記各パスに確保すべき帯域と、前記各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定手段とを備え、

前記第 1 の最適化問題演算手段は、与えられたネットワークの空間的關係としてのトポロジと、各デマンドペア間の仮想デマンド総量と、各リンクの容量とから、各デマンドペア間での前記満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が発生した状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第 1 の最適化問題を解く手段であり、

前記第 2 の最適化問題演算手段は、第 1 の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第 2 の最適化問題を解く手段であり、

各デマンドペアが使用する 1 または複数のパスに確保すべき帯域を演算し、演算結果を前記パスを終端するノードに配布する演算結果配布手段を具備することを特徴とするルートサーバ。

【請求項 3】 ネットワーク上でチャネルを設定したい 2 点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが 1 つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和と前記デマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これを前記デマンドペアの満足率とする満足率演算手段と、各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第 1 の最適化問題を解く、第 1 の最適化問題演算手段と、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、前記第 1 の最適化問題演算手段によって第 1 の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第 2 の最適化問題を解く第 2 の最適化問題演算手段と、予め各デマンドペアが使用する 1 つもしくは複数のパスに確保すべき帯域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、前記デマ

10

20

30

40

50

ンドのデマンド量と、前記各パスに確保すべき帯域と、前記各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定手段とを備え、前記第1の最適化問題演算手段は、与えられたネットワークの空間的關係としてのトポロジと、各デマンドペア間の仮想デマンド総量と、各リンクの容量とから、各デマンドペア間での前記満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が発生した状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解く手段であり、前記第2の最適化問題演算手段は、第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解く手段であり、各デマンドペアが使用する1または複数のパスに確保すべき帯域を演算した演算結果を送信する送信手段とを備えたルートサーバからその演算結果としての帯域を受信する演算結果受信手段と、新たに発生したデマンドのデマンド量と、前記演算結果受信手段が受信した該当するデマンドペアが使用するそれぞれのパスに確保すべき帯域と、これらのパスにすでに収容されているデマンドの総量とを基にして、新たに発生したデマンドの収容が可能であるか否かを判定する収容判定手段とを具備することを特徴とするノード。

【請求項4】 新たに発生したデマンドを、そのデマンドペアが使用すべき各パスに収容できない場合に、このデマンドペアの仮想デマンド総量を前記発生したデマンド量分だけ増大させる仮想デマンド総量増大手段と、各デマンドペア間での前記満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態においてのみ、前記仮想デマンド総量増大手段による仮想デマンド総量の増大後に前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解き、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、前記第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解き、次に、新たに確保すべき帯域が算出された各パスに前記発生したデマンドの収容ができない場合には、デマンドが発生したデマンドペアを除くすべてのデマンドペアの仮想デマンド総量を前記発生したデマンドペアのデマンド量分だけ削減して前記第1および第2の最適化問題を連続して解き、これによって新たに帯域の算出された各パスへ前記発生したデマンドが収容できるか否かを判定する収容可否判定手段とを具備することを特徴とする請求項1記載のデマンドの収容判定装置。

【請求項5】 ノードから新たに発生したデマンドの収容判定要求を受信する収容判定要求受信手段と、この収容判定要求受信手段が収容判定要求を受信したとき、この新たに発生したデマンドを、そのデマンドペアが使用

すべき各パスに収容できない場合に、このデマンドペアの仮想デマンド総量を前記発生したデマンド量分だけ増大させる仮想デマンド総量増大手段と、各デマンドペア間での前記満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態においてのみ、前記仮想デマンド総量増大手段による仮想デマンド総量の増大後に前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解き、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、前記第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解き、次に、新たに確保すべき帯域が算出された各パスに前記発生したデマンドの収容ができない場合には、デマンドが発生したデマンドペアを除くすべてのデマンドペアの仮想デマンド総量を前記発生したデマンドペアのデマンド量分だけ削減して前記第1および第2の最適化問題を連続して解き、これによって新たに帯域の算出された各パスへ前記発生したデマンドが収容できるか否かを判定する収容可否判定手段と、この収容可否判定手段の判定したそのデマンドを収容すべき現用経路および予備経路に関する結果を前記ノードに返答する返答手段とを具備することを特徴とする請求項1記載のルートサーバ。

【請求項6】 ネットワークのすべての部分が正常な正常状態およびある部分が障害を起こした障害状態を仮定して、各リンクの残余容量としての残余帯域の各状態間での最小値をリンクの容量として与えられたネットワーク上で、現用経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索する現用経路探索手段と、この現用経路探索手段によって現用経路が見つかった場合には、各リンクの各状態における残余帯域を前記現用経路上に帯域を確保した分だけ更新する第1の残余帯域更新手段と、前記現用経路上のリンクをすべて除いたサブネットワーク上の各リンクで、残余帯域の前記現用経路上で障害が存在する各状態間での最小値を新たにリンク容量として与えた前記サブネットワーク上で予備経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索し、予備経路が見つかった場合には、前記予備経路上の各リンクにおいて、見つかった前記現用経路上で障害がある各状態における残余帯域を予備経路を収容した分だけ更新する第2の残余帯域更新手段とを具備することを特徴とするデマンドの収容判定装置。

【請求項7】 容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムで用いる各リンクのコストは、リンクを最小カットに持つデマンドペアの仮想デマンド総量の、前記リンクを最小カットに持つデマンドペアに関する総和で与えられることを特徴とする請求項6記載のデマンドの収容判定

装置。

【請求項 8】 ノードからのデマンドの収容判定要求を受信する収容判定要求受信手段と、

ネットワークのすべての部分が正常な正常状態およびある部分が障害を起こした障害状態を仮定して、各リンクの残余容量としての残余帯域の各状態間での最小値をリンクの容量として与えられたネットワーク上で、現用経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索する現用経路探索手段と、この現用経路探索手段によって現用経路が見つかった場合には、各リンクの各状態における残余帯域を前記現用経路上に帯域を確保した分だけ更新する第 1 の残余帯域更新手段と、前記現用経路上のリンクをすべて除いたサブネットワーク上の各リンクで、残余帯域の前記現用経路上で障害が存在する各状態間での最小値を新たにリンク容量として与えた前記サブネットワーク上で予備経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索し、予備経路が見つかった場合には、前記予備経路上の各リンクにおいて、見つかった前記現用経路上で障害がある各状態における残余帯域を予備経路を収容した分だけ更新する第 2 の残余帯域更新手段とを備え、前記収容判定要求受信手段がデマンドの収容判定要求を受信したとき、この収容判定を行う収容判定手段と、

この収容判定手段によって判定された収容すべき現用経路あるいは予備経路に関する情報を前記ノードに返答する返答手段とを具備することを特徴とするルートサーバ。

【請求項 9】 容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムで用いる各リンクのコストは、リンクを最小カットに持つデマンドペアの仮想デマンド総量の、前記リンクを最小カットに持つデマンドペアに関する総和で与えられることを特徴とする請求項 8 記載ルートサーバ。

【請求項 10】 ネットワーク上でチャネルを設定したい 2 点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが 1 つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和と前記デマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これを前記デマンドペアの満足率とする満足率演算ステップと、

各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第 1 の最適化問題を解く、第 1 の最適化問題演算ステップと、

各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和

を最大化すべき目的関数として持ち、前記第 1 の最適化問題演算ステップによって第 1 の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第 2 の最適化問題を解く第 2 の最適化問題演算ステップと、予め各デマンドペアが使用する 1 つもしくは複数のパスに確保すべき帯域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、前記デマンドのデマンド量と、前記各パスに確保すべき帯域と、前記各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定ステップとを具備することを特徴とするデマンドの収容判定方法。

【請求項 11】 ネットワークのすべての部分が正常な正常状態およびある部分が障害を起こした障害状態を仮定して、各リンクの残余容量としての残余帯域の各状態間での最小値をリンクの容量として与えられたネットワーク上で、現用経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索する現用経路探索ステップと、この現用経路探索ステップによって現用経路が見つかった場合には、各リンクの各状態における残余帯域を前記現用経路上に帯域を確保した分だけ更新する第 1 の残余帯域更新ステップと、

前記現用経路上のリンクをすべて除いたサブネットワーク上の各リンクで、残余帯域の前記現用経路上で障害が存在する各状態間での最小値を新たにリンク容量として与えた前記サブネットワーク上で予備経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索し、予備経路が見つかった場合には、前記予備経路上の各リンクにおいて、見つかった前記現用経路上で障害がある各状態における残余帯域を予備経路を収容した分だけ更新する第 2 の残余帯域更新ステップとを具備することを特徴とするデマンドの収容判定方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】 本発明はデマンドの収容判定装置、ルートサーバ、ノードおよびデマンドの収容判定方法に係わり、特にデマンドの収容を行うデマンドの収容判定装置、ルートサーバ、ノードおよびデマンドの収容判定方法に関する。

【0002】

【従来の技術】 基幹サービス網に設置された IP (Internet Protocol) ルータや ATM (Asynchronous Transfer Mode: 非同期転送モード) スイッチ等からなるスイッチング手段の間に、DS-1 (1.5 Mbps)、OC3 (optical carrier-3: 155 Mbps)、OC12、OC48、OC192 等の伝送速度のリンクを設定するネットワークは、基幹伝送路網と呼ばれている。本明細書では、要求されたある帯域のチャネルを基幹伝送路網に設定することをデマンドの収容と呼ぶことにする。デマンドの収容については、たとえば特開平 10-

10

20

30

40

50

207934号公報、特開2000-13418号公報等に記載の提案が存在している。

【0003】デマンドの収容は、一般に次のような

(1)～(3)の特徴をもっている。

【0004】(1)チャネルを一度設定したら、障害が起こったような場合を除いて、そのチャネルを張り替えること、すなわち経路を切り替えることはほとんど行われない。

(2)チャネルを一旦設定すると、これを解除する確率は低い。

(3)設定したチャネル上で障害が発生した場合には、障害を迂回する経路に切り替える場合がある。このような経路は予備経路と呼ばれる場合がある。

【0005】このうちの特に(2)で示した特徴から、基幹伝送路網内へのチャネルの設定は、一種の詰め込み問題として捉えることができる。したがって、与えられた設備容量に対して、なるべく多くのデマンドが収容されることが望ましい。

【0006】基幹伝送路網上のある2地点の間にデマンドを収容する際には、その2地点の間に設定すべきチャネルの経路を探索する必要がある。与えられた2地点の間に、あるアルゴリズムに基づいてそのような経路が見つかった場合には、そのデマンドの収容が可と判断される。そのような経路が見つからなかった場合には、デマンドの収容が不可と判断される。

【0007】デマンドの収容の可否を判定する手法が従来から提案されている。これは、容量制約付き最短経路選択あるいはCSPF (Constraint Pass Fast) と呼ばれるアルゴリズムに基づいている。

【0008】図9は、CSPFによるアルゴリズムを説明するためのものである。このアルゴリズムが適用される前提として、デマンドを収容するネットワークの各リンクにはコストという経済的な概念とチャネルの容量という通信上の制約の概念が与えられているものとする。まず、ステップS101では、要求されるデマンド量未満である容量のリンクを、考慮対象外としてネットワークから削除する。次にこのようにして得られたサブネットワーク上で、経由するリンク上のコストの総和が最小となるような最小コスト経路をダイクストラ (Dijkstra) のアルゴリズム等のアルゴリズムに基づいて探索する (ステップS102)。そして、経路が見つかったかどうかを判別し (ステップS103)、見つかった場合には (Y)、その経路上の各リンクの容量からデマンド量分だけ削減し、これをその経路が設定された後の新たなリンク容量とする (ステップS104)。ステップS103で経路が見つからなかった場合には (N)、このアルゴリズムを終了する (エンド)。

【0009】ここで、各リンクへのコストの概念の与え方としては、物理的な距離が最も一般的であるが、より多くのデマンドを収容することをコストに反映させると

いう考え方もある。チャネルを設定したい2点のそれぞれのノードのペアをデマンドペアと呼ぶことにする。あるデマンドペア間である経路上にチャネルを設定したことで、別のデマンドペア間に将来収容するであろうデマンドに対して設定されるチャネルの経路を遮断あるいは干渉してしまうようなことをできるだけ防ぐように、コストを割り当てるのがこの考え方である。

【0010】図10は、チャネルの経路の遮断あるいは干渉の現象を説明するためのものである。この図に示すようにネットワーク上に第1～第11のノード101₁～101₁₁が存在しているものとする。このうちの第3のノード101₃と第11のノード101₁₁の間に経路を設定する場合を考える。今、破線で示した経路102に沿って第3のノード101₃、第5のノード101₅、第7のノード101₇、第11のノード101₁₁を設定したとする。この場合、第1のノード101₁と第9のノード101₉の間に、将来新たな経路を設定しようとすると、第5のノード101₅と第7のノード101₇の部分で、経路102との関係で共通になる。したがって、第1のノード101₁と第9のノード101₉のデマンドペア間にデマンドを収容しようとしても、この共通した経路の部分で残余帯域がなくなる可能性がある。同様に第2のノード101₂と第10のノード101₁₀の間の経路を将来設定する場合も残余帯域が問題となり、デマンドを収容することが不可能となる可能性が高くなる。

【0011】これに対して、第3のノード101₃と第11のノード101₁₁の間に一点鎖線で示すように第4のノード101₄、第6のノード101₆および第8のノード101₈を経由する経路103を設定すれば、以上説明したようなデマンドペア間の干渉は生じない。

【0012】このようにデマンドペア間の干渉をなるべく小さくするような経路をCSPFと呼ばれるアルゴリズムに基づいて探索できるようにリンクのコストを与える手法が“M. Kodialam and T. V. Lakshman, “Minimum interference routing with applications to MPLS traffic engineering,” Proceedings of INFOCOM 2000”で提案されている。この提案では、リンクのコスト $x_s(c)$ を次の式で表わすことにしている。ここでは、各リンクの容量 c を (c_1, c_s, c_s) で与えたネットワークにおいて、あるデマンドペア p に対するすべての最小カットの和集合を重要リンク集合として $M_p(c)$ で表わしている。また、あるリンク s が重要リンク集合に属するデマンドペアに割り当てられた重み α_p のデマンドペアに関する総和をそのリンク s のコスト $x_s(c)$ としている。

【0013】

【数1】

$$x_s(c) = \sum_{\{p|s \in M_p(c)\}}^9 \alpha_p$$

【0014】リンクコストとして、容量制約付きで最小コストの経路を選択することは、各デマンドペア間の干渉について経路上での総和がなるべく小さな経路を選択するということを示唆している。そこでこのアルゴリズムは、MIRA (Minimum Interference Routing Algorithm) と呼ばれることがある。MIRAは、容量cの与えられたネットワークにおいて、リンク容量のベクトルが、リンクsのコストを上記したコスト $x_s(c)$ で与え、その上でCSPFと呼ばれるアルゴリズムで最適な経路を探索する手法である。

【0015】次に、あるリンクが上で示した重要リンク集合 $M_p(c)$ に含まれるかどうかを判定する方法について説明する。この判定方法は、“M. Kodialam and T. V. Lakshman, “Minimum interference routing with applications to MPLS traffic engineering,” Proceedings of INFOCOM 2000” に述べられているものである。

【0016】各リンクを2本の逆向きの有向辺にすると共に、グラフを有向にする。各辺の容量には、元のリンクの容量をそのまま割り当てる。また、発ノードを符号 s_n で表わし、着ノードを符号 t_n で表わすものとする。今、発ノード s_n と着ノード t_n のデマンドペア間で最大フローが計算され、残余容量ネットワークが求められているものとする。この残余容量ネットワークで、符号Sを発ノード s_n から到達可能なノードの集合とする。また、符号Tを残余容量ネットワーク上で着ノード t_n へ到達可能なノードの集合とする。

【0017】このとき、ある辺 (i, j) が次の3つの条件(a)～(c)を満たせば、その辺の元となったノードiとノードjを結ぶリンクはデマンドペア s_n, t_n の重要リンク集合に属する。

(a) そのリンクに流れるフローの量は容量に等しい。すなわちリンクは飽和している。

(b) ノードjはノードの集合Sに含まれず、かつノードiは集合Tに含まれない。

(c) ノードiとノードjの間には経路が存在しない。

【0018】ここで、最大フローを計算するために残余容量ネットワークを得るための効率的なアルゴリズムとしては、“Goldberg-Tarjan”アルゴリズムが存在する。このアルゴリズムは、日本評論社刊の「情報の構造下」の第270ページに記載されている。

【0019】ところでデマンドに対する経路探索に当たっては、すでに説明したデマンドペア間の干渉の問題を解決するだけでなく、先に示した障害を迂回する経路としての予備経路の確保を考慮することが必要な場合がある。このような場合には、ネットワークが正常な状態でデマンドが収容される現用経路のみならず、現用経路上のノードあるいはリンクが障害になった場合に備えて、

デマンドを収容する予備経路を同時に探索しておく必要がある。

【0020】予備経路を探索する手法として、従来から“M. Kodialam and T. V. Lakshman, “Minimum interference routing with applications to MPLS traffic engineering,” Proceedings of INFOCOM 2000”に次のような手法が示されている。この手法で各ノードは、網内で運用されているOSPFもしくはIS-IS等のリンクステートのルーティングプロトコルに参加することで、その網全体の空間的關係としてのトポロジと各リンクの残余帯域を知っているものとする。

【0021】あるチャネルの現用経路上に障害が発生した場合を考える。ルーティングプロトコルのリンクステート広告メッセージが障害検出ノードより発信される。このメッセージは、チャネルの終端ノードに届き、そこでルーティングプロトコルの処理の一環としてトポロジデータベースの変更が行われる。このようにして障害箇所がネットワークから除かれるように更新処理されたトポロジ上で、CSPFのアルゴリズムに基づいて予備経路の探索が行われる。

【0022】しかしながら、リンクステート広告メッセージが障害検出ノードからチャネルの終端ノードに届くまでの間に、そのメッセージを網内で転送するための時間的な遅延が生じてしまう。また、新しいトポロジ上でCSPFのアルゴリズムに基づいて経路探索を行っても、他の障害の影響を受けたパスを張り替えようとするデマンドペアと資源に関する競合が起こったりすることで、必ずしも予備経路が見つからない場合がある。

【0023】そこで、これらの問題を解決して高速かつ確実な障害回復を行うために、予め予備経路と現用経路を同時に選択しておく手法が提案されている。“X. Xiao, A. Hannan, and B. Bailey, “Traffic engineering with MPLS in the Internet,” IEEE Magazine March/April 2000, pp. 28-33.”で述べられているこの提案では、まずCSPFのアルゴリズムで現用経路を探索する。そして、現用経路が見つかった場合には、その現用経路上のリンクをすべて外して得られるサブネットワーク上で、もう一度CSPFのアルゴリズムを動作させる。こうして得られた経路が予備経路になる。

【0024】ところが、この手法では障害が発生する前から予備経路上に現用経路と同じ帯域を予約することになる。したがって、ネットワーク資源の効率的な運用を図ることができない。

【0025】このような問題を解決して、同一の設備量で可能な限り多くのデマンドを障害の回復も考慮して収容できるようにすることが望ましい。このためには、障害が発生したときのために予備経路上に帯域を割り当てるための予備資源が、同時には使用されることのない複数の予備経路で共有されることが好ましい。

【0026】図11はこのような予備経路の共有の概念

を説明するためのものである。この図では一例として第1～第8のノード111₁～111₈を示している。第1のノード111₁と第7のノード111₇のデマンドペア間では、破線で示すように第4のノード111₄を介した経路を現用経路112としている。また、一点鎖線で示すように第1のノード111₁、第3のノード111₃、第6のノード111₆および第7のノード111₇という経路を予備経路113としている。

【0027】一方、第2のノード111₂と第8のノード111₈のデマンドペア間では、破線で示すように第5のノード111₅を介した経路を現用経路114としている。また、一点鎖線で示すように第2のノード111₂、第3のノード111₃、第6のノード111₆および第8のノード111₈という経路を予備経路115としている。

【0028】ここで、2つの現用経路112、114は、これらの中で同時に通過するリンクを1つも有していない。したがって、これらの現用経路112、114における単一のリンク障害を起因として、それぞれに対する予備経路113、115が同時に使用されることはない。このため、2つの予備経路113、115に共通して存在するリンク116については、2つの現用経路112、114上に確保すべき帯域の総和を割り当てる必要はなく、これらの現用経路112、114上に確保される帯域のうちの大きい方を割り当てれば足りることになる。これが、単一リンク障害に対して予備資源を共有するという意味になる。したがって、リンクあるいはノードを共有しない現有経路同士では、単一リンク障害あるいは単一ノード障害に対して、それぞれ予備資源を共有することができることになる。

【0029】“M. Kodialam and T. V. Lakshman, “Dynamic routing of bandwidth guaranteed tunnels with restoration, “ INFOCOM 2000””には、現用経路と同時に予備資源を共有可能な予備経路の選択の手法が示されている。この手法では、ある設定要求のあるデマンドを収容するチャネルの現用経路と予備資源とを共有可能な予備経路を設定する。そして、これにより新たに必要となる帯域に関するコストの総和を最小化すべき目的関数として有する数理計画問題を設定してその解法を試みるようにしている。解法が存在しない場合には経路が見つからなかったことになる。解法が得られた場合には、それに基づいて経路を決定することができる。

【0030】

【発明が解決しようとする課題】以上説明したように、従来の手法ではデマンドペア間の干渉の削減を考慮することができるものの、現用および予備資源を共有可能な予備経路を同時に探索することができない。また、現用および予備資源を共有可能な予備経路を同時に探索することができる場合であっても、デマンドペア間の干渉の削減を考慮することができない。

【0031】そこで本発明の目的は、デマンドペア間の干渉の削減を図りつつ、現用経路と予備資源を共有可能な予備経路を同時に探索することの可能なデマンドの収容判定装置、ルートサーバ、ノードおよびデマンドの収容判定方法を提供することにある。

【0032】

【課題を解決するための手段】請求項1記載の発明では、(イ)ネットワーク上でチャネルを設定したい2点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが1つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和とデマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これをデマンドペアの満足率とする満足率演算手段と、

(ロ)各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみパスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解く、第1の最適化問題演算手段と、(ハ)各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題演算手段によって第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解く第2の最適化問題演算手段と、(ニ)予め各デマンドペアが使用する1つもしくは複数のパスに確保すべき帯域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、デマンドのデマンド量と、各パスに確保すべき帯域と、各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定手段とをデマンドの収容判定装置に具備させる。

【0033】請求項2記載の発明のルートサーバは、

(イ)ネットワーク上でチャネルを設定したい2点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが1つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和とデマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これをデマンドペアの満足率とする満足率演算手段と、(ロ)各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみパスの予備経路上に帯域を確保すること

を制約条件に含む第1の最適化問題を解く、第1の最適化問題演算手段と、(ハ)各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題演算手段によって第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解く第2の最適化問題演算手段と、(ニ)予め各デマンドペアが使用する1つもしくは複数のパスに確保すべき帯域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、デマンドのデマンド量と、各パスに確保すべき帯域と、各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定手段とを備え、(ホ)第1の最適化問題演算手段は、与えられたネットワークの空間的關係としてのトポロジと、各デマンドペア間の仮想デマンド総量と、各リンクの容量とから、各デマンドペア間での満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が発生した状態でのみパスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解く手段であり、(ヘ)第2の最適化問題演算手段は、第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解く手段であり、(ト)各デマンドペアが使用する1または複数のパスに確保すべき帯域を演算し、演算結果をパスを終端するノードに配布する演算結果配布手段であることを特徴としている。

【0034】請求項3記載の発明では、(イ)ネットワーク上でチャンネルを設定したい2点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが1つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和とデマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これをデマンドペアの満足率とする満足率演算手段と、各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみパスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解く、第1の最適化問題演算手段と、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題演算手段によって第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解く第2の最適化問題演算手段と、予め各デマンドペアが使用する1つもしくは複数のパスに確保すべき帯

10

20

30

40

50

域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、デマンドのデマンド量と、各パスに確保すべき帯域と、各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定手段とを備え、第1の最適化問題演算手段は、与えられたネットワークの空間的關係としてのトポロジと、各デマンドペア間の仮想デマンド総量と、各リンクの容量とから、各デマンドペア間での満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が発生した状態でのみパスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解く手段であり、第2の最適化問題演算手段は、第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解く手段であり、各デマンドペアが使用する1または複数のパスに確保すべき帯域を演算した演算結果を送信する送信手段とを備えたルートサーバからその演算結果としての帯域を受信する演算結果受信手段と、(ロ)新たに発生したデマンドのデマンド量と、演算結果受信手段が受信した該当するデマンドペアが使用するそれぞれのパスに確保すべき帯域と、これらのパスにすでに収容されているデマンドの総量とを基にして、新たに発生したデマンドの収容が可能であるか否かを判定する収容判定手段とをノードに具備させる。

【0035】請求項4記載の発明では、請求項1記載のデマンドの収容判定装置に、(イ)新たに発生したデマンドを、そのデマンドペアが使用する各パスに収容できない場合に、このデマンドペアの仮想デマンド総量を発生したデマンド量分だけ増大させる仮想デマンド総量増大手段と、(ロ)各デマンドペア間での満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態においてのみ、仮想デマンド総量増大手段による仮想デマンド総量の増大後にパスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解き、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解き、次に、新たに確保すべき帯域が算出された各パスに発生したデマンドの収容ができない場合には、デマンドが発生したデマンドペアを除くすべてのデマンドペアの仮想デマンド総量を発生したデマンドペアのデマンド量分だけ削減して第1および第2の最適化問題を連続して解き、これによって新たに帯域の算出された各パスへ発生したデマンドが収容できるか否かを判定する収容可否判定手段とを具備させている。

【0036】請求項5記載の発明では、請求項1記載のルートサーバに、(イ)ノードから新たに発生したデマンドの収容判定要求を受信する収容判定要求受信手段

と、この収容判定要求受信手段が収容判定要求を受信したとき、この新たに発生したデマンドを、そのデマンドペアが使用すべき各パスに収容できない場合に、このデマンドペアの仮想デマンド総量を発生したデマンド量分だけ増大させる仮想デマンド総量増大手段と、(ロ)各デマンドペア間での満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態においてのみ、仮想デマンド総量増大手段による仮想デマンド総量の増大後にパスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解き、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解き、次に、新たに確保すべき帯域が算出された各パスに発生したデマンドの収容ができない場合には、デマンドが発生したデマンドペアを除くすべてのデマンドペアの仮想デマンド総量を発生したデマンドペアのデマンド量分だけ削減して第1および第2の最適化問題を連続して解き、これによって新たに帯域の算出された各パスへ発生したデマンドが収容できるか否かを判定する収容可否判定手段と、(ハ)この収容可否判定手段の判定したそのデマンドを収容すべき現用経路および予備経路に関する結果をノードに返答する返答手段とを具備させている。

【0037】請求項6記載の発明では、(イ)ネットワークのすべての部分が正常な正常状態およびある部分が障害を起こした障害状態を仮定して、各リンクの残余容量としての残余帯域の各状態間での最小値をリンクの容量として与えられたネットワーク上で、現用経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索する現用経路探索手段と、(ロ)この現用経路探索手段によって現用経路が見つかった場合には、各リンクの各状態における残余帯域を現用経路上に帯域を確保した分だけ更新する第1の残余帯域更新手段と、(ハ)現用経路上のリンクをすべて除いたサブネットワーク上の各リンクで、残余帯域の現用経路上で障害が存在する各状態間での最小値を新たにリンク容量として与えたサブネットワーク上で予備経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索し、予備経路が見つかった場合には、予備経路上の各リンクにおいて、見つかった現用経路上で障害がある各状態における残余帯域を予備経路を収容した分だけ更新する第2の残余帯域更新手段とをデマンドの収容判定装置に具備させる。

【0038】請求項7記載の発明では、請求項6記載のデマンドの収容判定装置で、容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムで用いる各リンクのコストは、リンクを最小カットに持つデマンドペアの仮想デマンド総量の、リンクを最小カットに持つデマンドペアに関する総和で与えられることを特徴としている。

10

20

30

40

50

【0039】請求項8記載の発明では、(イ)ノードからのデマンドの収容判定要求を受信する収容判定要求受信手段と、(ロ)ネットワークのすべての部分が正常な正常状態およびある部分が障害を起こした障害状態を仮定して、各リンクの残余容量としての残余帯域の各状態間での最小値をリンクの容量として与えられたネットワーク上で、現用経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索する現用経路探索手段と、この現用経路探索手段によって現用経路が見つかった場合には、各リンクの各状態における残余帯域を現用経路上に帯域を確保した分だけ更新する第1の残余帯域更新手段と、現用経路上のリンクをすべて除いたサブネットワーク上の各リンクで、残余帯域の現用経路上で障害が存在する各状態間での最小値を新たにリンク容量として与えたサブネットワーク上で予備経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索し、予備経路が見つかった場合には、予備経路上の各リンクにおいて、見つかった現用経路上で障害がある各状態における残余帯域を予備経路を収容した分だけ更新する第2の残余帯域更新手段とを備え、収容判定要求受信手段がデマンドの収容判定要求を受信したとき、この収容判定を行う収容判定手段と、(ハ)この収容判定手段によって判定された収容すべき現用経路あるいは予備経路に関する情報をノードに返答する返答手段とをルートサーバに具備させる。

【0040】請求項9記載の発明では、請求項8記載ルートサーバで、容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムで用いる各リンクのコストは、リンクを最小カットに持つデマンドペアの仮想デマンド総量の、リンクを最小カットに持つデマンドペアに関する総和で与えられることを特徴としている。

【0041】請求項10記載の発明では、(イ)ネットワーク上でチャネルを設定したい2点のノードのペアとしてのデマンドペア間に発生したデマンドを収容可能な経路が見つかった場合にはそのデマンドの収容を許可し、見つからなかったときにはこのデマンドの収容を拒否するデマンド収容手法に沿って、各デマンドペア間に設定される各々のパスが1つの現用経路とそれに対応した予備経路とを有しており、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和とデマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量との商を求め、これをデマンドペアの満足率とする満足率演算ステップと、(ロ)各デマンドペア間でのこの満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみパスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を解く、第1の最適化問題演算ステップと、(ハ)各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題演算ステップによって第1の最

適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を解く第2の最適化問題演算ステップと、(二) 予め各デマンドペアが使用する1つもしくは複数のパスに確保すべき帯域を算出しておき、新たに発生したデマンドの収容判定を、デマンドのデマンド量と、各パスに確保すべき帯域と、各パスに既に収容しているデマンドのデマンド総量に基づいて行う収容判定ステップとをデマンドの収容判定方法に具備させる。

【0042】請求項11記載の発明では、(イ) ネットワークのすべての部分が正常な正常状態およびある部分が障害を起こした障害状態を仮定して、各リンクの残余容量としての残余帯域の各状態間での最小値をリンクの容量として与えられたネットワーク上で、現用経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索する現用経路探索ステップと、(ロ) この現用経路探索ステップによって現用経路が見つかった場合には、各リンクの各状態における残余帯域を現用経路上に帯域を確保した分だけ更新する第1の残余帯域更新ステップと、

(ハ) 現用経路上のリンクをすべて除いたサブネットワーク上の各リンクで、残余帯域の現用経路上で障害が存在する各状態間での最小値を新たにリンク容量として与えたサブネットワーク上で予備経路を容量制約付き最短経路選択のアルゴリズムを用いて探索し、予備経路が見つかった場合には、予備経路上の各リンクにおいて、見つかった現用経路上で障害がある各状態における残余帯域を予備経路を収容した分だけ更新する第2の残余帯域更新ステップとをデマンドの収容判定方法に具備させる。

【0043】このうち請求項1～請求項5、請求項10または請求項11記載の発明では、各デマンドペア間での満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を第1の最適化問題演算手段によって解くと共に、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題演算手段によって第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を第2の最適化問題演算手段によって解くことにしたので、各デマンドペアの干渉を考慮しつつ、収容可能なデマンド量を最大化して、予備資源を共有可能な予備経路を、現用経路と同時に探索することができる。

【0044】また請求項4および請求項5記載の発明では、仮想デマンド量を修正して第1および第2の最適化問題を解き、その結果、パス網を再編成してからデマンドの収容判定を行うことにしたので、仮定したデマンド

量を上回ったチャネル設定要求があっても、それを受け入れる可能性が生じ、ネットワークの有効活用を図ることができる。

【0045】更に請求項6～請求項9記載の発明では、あるリンクが正常なすべての状態における残余帯域の最小値をそのリンクの容量に持つネットワークにおいて、現用経路を容量制約付き最短経路選択(CSPF)のアルゴリズムに基づいて算出した後、現用経路に含まれるリンクをすべて外して、各リンクにおいて現用経路が障害にある各々の状態での残余帯域の最小値をそのリンクの容量とし、このように形成したネットワーク上でCSPFのアルゴリズムに基づいて予備経路を求めることにした。このため、数理計画法を使用せずにデマンドの収容判定を行うことができる。

【0046】

【発明の実施の形態】

【0047】

【実施例】以下実施例につき本発明を詳細に説明する。

【0048】第1の実施例

【0049】図1は本発明の第1の実施例におけるデマンドの収容判定装置の構成を表わしたものである。この装置は、ルートサーバ201と、複数のノード202₁、202₂、……と、これらのノード202₁、202₂、……のうちの任意のものを接続するリンク203とからなる。

【0050】本明細書では「パス」を、確保すべき帯域と経路という属性を有する実態であると定義する。本実施例では、特に現用経路と予備経路との組み合わせ、および確保すべき帯域で定まるパスを考える。パスは同一の現用経路と予備経路を持ったチャネルの束とみなすことができる。

【0051】ルートサーバ201は経路候補の与えられたパスに確保すべき帯域を予めオフライン計算する。計算された帯域はそれぞれのパスのエッジノードに配布する。たとえば第1のノード202₁と第2のノード202₂の間で、第3のノード202₃と第4のノード202₄を経由する経路を現用経路205であるとし、第5のノード202₅を経由する経路を予備経路206であるとする。この場合には、これらの経路205、206のエッジノードとしての第1のノード202₁と第2のノード202₂に対して、計算された帯域を示した情報を配布することになる。

【0052】図2は、ルートサーバが帯域を示す情報を配布した後に、エッジノードがオフラインでそれぞれのデマンドの要求に対応する様子を表わしたものである。ここでは、第1のノード202₁にデマンドの設定要求があった場合を示している。

【0053】第1のノード202₁は、デマンドの設定要求211があるたびに、図1に示したルートサーバ201の配布した情報に基づいて、そのデマンドがパスの

残余領域の範囲内に収容可能であるかどうかを判定する。この図2に示した例では、第1のノード202₁から第3のノード202₃と第4のノード202₄を経由して第2のノード202₂に至るパスと、第1のノード202₁から第5のノード202₅を経由して第2のノード202₂に至るパスについて、現在までに設定されているパスの残余領域の範囲内で新たなパスが設定可能であるかどうかの判定を行う。

【0054】収容可能なパスが見つかった場合には、そのパス内にシグナリングでデマンド量に見合うチャンネルを設定して、デマンドを収容することになる。ここで、シグナリングとはチャンネルを設定するための要求メッセージをその経路上の各ノード202に順次転送していつて、そのメッセージが経路する各ノード202で、しかるべき入ポートと出ポートとを接続させるというチャンネルの設定手法をいう。

【0055】図2に示した例では、デマンドの設定要求211があったエッジノード（ここでは第1のノード202₁）がオフラインでこのような判定を行っている。すなわち、判定処理を第1のノード202₁自体が単独で行う。判定処理をルートサーバ201に委託して行う手法も存在する。これはオンラインによる判定であるが、これについては後に第2の実施例として説明する。

【0056】次に、図2で示したようにルートサーバ201がオフラインでパスに確保する帯域を計算する方法について説明する。ここでは次のような数理計画問題が解かれる。これは、リンク203における波長資源量と、各デマンドペア間の将来的に収容されることが予想されるデマンドの総量としての仮想デマンドとが与えられた場合に、デマンドペアの仮想デマンド総量を収容することに関する公平性を考慮しつつ、可能な限り多くのデマンドが収容できることを意図するものである。

【0057】問題の設定に先立って、必要な記号とそれらの定義を説明する。最初は番号である。

$p = 1 \dots P$: デマンドペアに付ける番号である。

$s = 1 \dots S$: リンクに付ける番号である。

$i_p, j_p = 1, \dots, I_p$: デマンドペア p が使用するパスの現用経路もしくは予備経路に付ける番号である。

$\sigma = 0, 1 \dots \Sigma$: 状態に付ける番号である。ここで“ $\sigma = 0$ ”は正常な状態を表わしている。“ $\sigma = 1 \dots \Sigma$ ”は障害状態を表わしている。

【0058】次に定数について説明する。

v_p : デマンドペア p の仮想デマンド総量を表わす。これは、ある一定期間に、そのデマンドペアに対して発生が予想されるデマンドの総量である。

g_i^s : 経路候補 i がリンク s を通る場合が“1”、通らない場合が“0”をとるインディケータである。これは、各デマンドペア間に予め現用経路あるいは予備経路

の候補を与える必要があることを示唆している。ここで1重リンク障害または1重ノード障害を考える場合には、現用経路と予備経路は同一のリンクおよびノードをそれぞれ共有しないように決定される。

【0059】 B_s : リンク s のリンク容量である。波長チャンネルを考える場合には、設定可能な波長チャンネルの本数の最大値で与えられる。

R_p : デマンドペア p に対して与えられた、ネットワークの予め想定した各々の状態で同時に障害とならない現用経路と予備経路の組み合わせ (i_p, j_p) の集合である。

【0060】 f_i^σ : 状態 σ において、リンク s が正常の場合が“1”、障害の場合が“0”をとるインディケータである。

【0061】

【数2】

$$\pi_i^\sigma = \prod_{s \in \{s | g_i^s = 1\}} f_s^\sigma$$

【0062】状態 σ において、経路 i を持つパスが正常の場合が“1”、障害の影響を受けた場合が“0”をとるインディケータである。

【数3】

$$C_{i_p j_p}^{\text{exist}}$$

【0063】 i_p を現用経路、 j_p を予備経路として使うパス内にすでに設定してあるデマンド総量である。新たに構築するネットワークにおいて、パスに確保すべき帯域を算出する場合、このデマンド総量は“0”に設定される。

【0064】更に、変数を次のように定義する。

μ : 各デマンドペアの満足率の最小値を表わす。

【0065】

【数4】

$$C_{i_p j_p}$$

【0066】デマンドペア p において、 i_p を現用経路、 j_p を予備経路として使うパスに確保すべき帯域を表わす。

【0067】以上の記号を用いて各デマンドペア間にその経路候補が与えられたパスに対して、公平性を考慮しつつ、収容デマンド量を最大にするように確保すべき帯域を算出するために解くべき問題を第1の問題とする。また、これに引き続いて解くべき問題を第2の問題とする。これらの問題を次のように設定する。

【0068】第1の問題

【0069】Maximize $\mu \dots (1)$

【0070】

【数5】

21
Subject to

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} c_{i_p j_p} \geq \mu \nu_p \quad (p=1..P) \quad \dots (2)$$

$$\sum_{p=1}^P \sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \{g_{i_p}^s + g_{j_p}^s (1 - \pi_{i_p}^\sigma)\} c_{i_p j_p} \leq B_s \quad (s=1..S, \sigma=0..\Sigma \text{ s.t. } f_s^\sigma=1) \quad \dots (3)$$

$$c_{i_p j_p} \geq c_{i_p j_p}^{\text{exist}} \quad (p=1..P, (i_p, j_p) \in R_p) \quad \dots (4)$$

【0071】ここで(1)式は目的関数として満足率の各デマンドペア間での最小値を最大化することを表わしている。(2)式は、符号 μ が各デマンドペアの満足率の最小値であることを保証する。ここでデマンドペアの満足率とは、各デマンドペア間に設定される各々のパスが1つの現用経路とそれに対応する1つの予備経路を持っているときに、あるデマンドペアが使用するパスに確保すべき帯域の総和とデマンドペア間の仮想デマンド総量との商と定義する。満足率は次の式で表わすことができる。

【0072】(満足率) =
【数6】

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \frac{c_{i_p j_p}}{\nu_p}$$

【0073】(3)式は、あるリンクがある正常な状態において、これを経由する現用経路および予備経路に確保すべき帯域の総和が、そのリンクの総量を超えないことを保証している。この(3)式で

【0074】
【数7】

$$g_{j_p}^s (1 - \pi_{i_p}^\sigma)$$

【0075】で表わされる項は、現用経路 i_p 上に障害が発生した場合に

【0076】
【数8】

$$\pi_{i_p}^\sigma = 0$$

【0077】にのみ予備経路 j_p 上のリンク s に
【0078】
【数9】

$$g_{j_p}^s = 1$$

【0079】に

【0080】
【数10】

$$C_{i_p j_p}$$

【0081】の値の帯域を確保することを意味する。ここでは、現用経路上に障害が発生しても、その経路上の他の正常なリンクに確保した帯域は開放しないことにしている。仮に、この用場合にその経路上の他の正常なリンクに確保した帯域を開放するものとする、

【0082】
【数11】

$$C_{i_p j_p}$$

【0083】の係数は
【0084】
【数12】

$$\pi_{i_p}^\sigma g_{i_p}^s + g_{j_p}^s (1 - \pi_{i_p}^\sigma)$$

30 【0085】となる。

【0086】(4)式は、各パスに確保すべき帯域が、そのパスにすでに収容しているデマンド総量よりも大きくなければならないことを保証している。これは、すでに設定したデマンドを別のパスに収容し直すことはしないことを意味している。

【0087】ここで、新たに定数を定義する。これは第1の問題の次に解くべき第2の問題で使用される。
 μ^* : 第1の問題を解いて得られる最小満足率の値。

40 【0088】第2の問題は、第1の問題を解いて得られる最小満足率の値を用いて設定される。第2の問題は、第1の問題で得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を満たした状態で、ネットワークに収容可能なデマンド量の総和を最大化する問題である。

【0089】第2の問題
【0090】
【数13】

$$\text{Maximize } \sum_{p=1}^P \sum_{(i_p, j_p) \in R_p} c_{i_p j_p} \quad \dots (5)$$

Subject to

$$\sum_{(i_p, j_p) \in R_p} c_{i_p j_p} \geq \mu^* \nu_p \quad (p=1..P) \quad \dots (6)$$

$$\sum_{p=1}^P \sum_{(i_p, j_p) \in R_p} \{g_{i_p}^s + g_{j_p}^s (1 - \pi_{i_p}^s)\} c_{i_p j_p} \leq B_s \quad (s=1..S, \sigma=0.. \sum s.t. f_s^\sigma=1) \quad \dots (7)$$

$$c_{i_p j_p} \geq c_{i_p j_p}^{\text{exist}} \quad (p=1..P, (i_p, j_p) \in R_p) \quad \dots (8)$$

【0091】ここで(5)式は、目的関数として、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化することを意味する。また、(6)式は、第1の問題で得られた各デマンドペア間の最小満足率の最適値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを保証している。(7)式は(3)式と同じであり、(8)式は(4)式と同じである。

【0092】図3は、図1に示したルートサーバの処理の流れを表わしたものである。ルートサーバ201には、各デマンドペア間の将来的に收容されることの予想されるデマンドの総量としての仮想デマンド総量と、リンク容量およびトポロジが与えられる(ステップS301)。ルートサーバ201は、通常のパーソナルコンピュータと同様に図示しないがCPU(中央処理装置)と、制御プログラムを格納した磁気ディスク等の記憶媒体およびRAM(ランダム・アクセス・メモリ)等の作業用メモリを備えており、与えられたデータを基にし

【0093】

【数14】

$$c_{i_p j_p}$$

【0094】を算出する(ステップS302)。そしてこれをエッジノードに配布することになる(ステップS303)。

【0095】図4は、図2に対応するものでステップS303でルートサーバから与えられた情報を基にしたエッジノードのオフラインによる動作を示したものである。ここでは、図2に示す第1のノード202₁(第2のノード202₂についても同様。)を例に挙げてその処理を説明する。第1のノード202₁はデマンドの設定要求と設定解除についてそれらが発生するかどうかを監視している(ステップS321、S322)。デマンドの設定要求があった場合(ステップS321:Y)、第1のノード202₁は新規要求デマンド量 d_p が各パスの残余帯域の最大値より小さいかどうかを判別する(ス

テップS323)。この判別式は次の(9)式で表わされる。

【0096】

【数15】

$$d_p \leq \max_{(i_p, j_p) \in R_p} (c_{i_p j_p} - c_{i_p j_p}^{\text{exist}}) \quad \dots (9)$$

20

【0097】小さいかこれと等しい場合には(Y)、新規要求デマンド量 d_p を收容可能である。そこで、この場合には

【0098】

【数16】

$$\max_{(i_p, j_p) \in R_p} (c_{i_p j_p} - c_{i_p j_p}^{\text{exist}})$$

【0099】の最大値を与えるパス

【0100】

【数17】

$$(i_p^*, j_p^*)$$

【0101】に新規要求デマンド d_p を收容することを決定する。そして、パスに設定してあるデマンド総量の既存値を次に示すように更新する。

【0102】

【数18】

$$c_{i_p^* j_p^*}^{\text{exist}} \leftarrow c_{i_p^* j_p^*}^{\text{exist}} + d_p$$

【0103】そして、選ばれたパスの現用経路 i_p^*, j_p^* 上にシグナリングで新規要求デマンド d_p に見合うチャネルを設定してデマンドを收容する(ステップS324)。

【0104】一方、ステップS323で新規要求デマンド d_p が各パスの残余帯域の最大値より大きい場合には(N)、收容が拒否される(ステップS325)。また、デマンド量 d_p の解除が要求され(ステップS322:Y)、これがパス (i_p, j_p) であったものとする、次のような更新が行われる(ステップS32

50

6)。

【0105】

【数19】

$$c_{i_p, j_{p'}}^{\text{exist}} \leftarrow c_{i_p, j_{p'}}^{\text{exist}} - d_{p'}$$

【0106】第1の実施例の変形可能性

【0107】以上説明した第1の実施例では、1つのデマンドを単一の経路に收容することを前提とした。しかしながら、単一の経路に收容できないデマンド量を複数のデマンドに分割して、分割されたそれぞれのデマンドごとに上記した判定アルゴリズムを実行するようにしてもよい。この場合、要求されるデマンド量は最大

【0108】

【数20】

$$\max_{(i_p, j_p) \in R_p} (c_{i_p, j_p} - c_{i_p, j_p}^{\text{exist}})$$

【0109】の値の複数のデマンドとなる。

【0110】第2の実施例

【0111】図1に示した第1の実施例の收容判定装置では、そのルートサーバが所定のノードを経由する経路の帯域を計算してそれぞれのパスのエッジノードに配布し、これ以後はエッジノードがルートサーバとは無関係にデマンドの設定要求の可否を判定することにした。第2の実施例の收容判定装置では、それぞれのエッジノードにおける收容判定はサーバがオンラインで行うようになっている。この結果として、仮にデマンドペアのパスの残余帯域の最大値を上回ったデマンド設定要求が発生しても、予め仮定したデマンド総量を変更したのに対して最適化問題を新たに解くことで收容可否の判定を行うことが可能になる。

【0112】図5は、本発明の第2の実施例におけるデマンドの收容判定装置の構成を表わしたものである。この装置は、ルートサーバ401と、複数のノード402₁、402₂、……と、これらのノード402₁、402₂、……のうちの任意のものを接続するリンク203とからなる。

【0113】エッジノードとしての第1のノード402₁と第2のノード402₂との間でチャンネルを設定するための設定要求411が発生したとする。この場合、第1のノード402₁はルートサーバ401に対して收容判定要求412を行う。この收容判定要求412を受信したルートサーバ401は、所定の手順に沿って收容判定を行う。これについては次に詳細に説明する。收容が可能と判定された場合には、そのパスの現用経路405と予備経路406をエッジノードとしての第1のノード402₁に返答413として返す。收容ができない旨の判定が行われた場合には、返答413として受付不可を第1のノード402₁に返すことになる。收容が可能と判定された場合、第1のノード402₁はこの指定された

パスと同じ経路の現用経路405上に、デマンド量に見合うチャンネルをシグナリングで設定してデマンドを收容する。

【0114】図6は、この第2の実施例におけるルートサーバの処理の流れを表わしたものである。ここでは、図5に示す第1のノード402₁（第2のノード402₂についても同様。）から收容判定要求があった場合を例に挙げて説明する。

【0115】ルートサーバ401は、図5に示した收容判定要求（ステップS421）と設定解除（ステップS422）についての監視を行っている。まず、第1のノード402₁に対してデマンド設定要求411があり、これを基にした收容判定要求があったら（ステップS421：Y）、ルートサーバ401は新規要求デマンド量が各パスの残余帯域の最大値よりも小さいかどうかを判定する（ステップS423）。具体的には次の（9）式を用いて判定する。

【0116】

【数21】

$$d_p \leq \max_{(i_p, j_p) \in R_p} (c_{i_p, j_p} - c_{i_p, j_p}^{\text{exist}}) \quad \dots (9)$$

【0117】この判定で新規要求デマンド量の方が小さいあるいは両者が等しいと判定された場合には（Y）、

【0118】

【数22】

$$\max_{(i_p, j_p) \in R_p} (c_{i_p, j_p} - c_{i_p, j_p}^{\text{exist}})$$

【0119】の最大値を与えるパスを

【0120】

【数23】

$$(i_p^*, j_p^*)$$

【0121】で表わすことにして、そのパスにおける既收容のデマンド総量と既設定のデマンド量を次に示すように更新する。ここで符号 w_p は、ノードペア p で既に收容しているデマンドの総量を表わしている。

【0122】

【数24】

$$c_{i_p^*, j_p^*}^{\text{exist}} \leftarrow c_{i_p^*, j_p^*}^{\text{exist}} + d_p, \quad w_p \leftarrow w_p + d_p$$

【0123】そして、デマンドペア p' に対する新規デマンドの收容可能なパス

【0124】

【数25】

$$(i_p^*, j_p^*)$$

【0125】に関する情報を該当するノードとしての第1のノード402₁に通知する（ステップS424）。

この通知した情報は、パスの現用経路と予備経路を表わす番号であってもよいし、それぞれの経路情報を指定するノードの並びであってもよい。

【0126】一方、ステップS423で新規要求デマンド量が各パスの残余帯域の最大値よりも大きいと判定された場合(N)、次に示すようにルートサーバ401はパスが現在確保している帯域を保持する。

【0127】

【数26】

$$C_{i_p j_p} \leftarrow C_{i_p j_p}^{\text{old}}$$

【0128】そして、

【0129】

【数27】

$$v_p \leftarrow v_p + d_p$$

【0130】を新たにデマンドペアp'に対する仮想デマンド総量として、第1の問題および第2の問題を連続して解き、

【0131】

【数28】

$$C_{i_p j_p}$$

【0132】を更新する(ステップS425)。ここで、

【0133】

【数29】

$$p' \text{ 以外の全ての } p \text{ に対して } v_p^{\text{old}} \leftarrow v_p, v_p \leftarrow \max\{v_p - d_p, w_p\}$$

【0140】そして、これに対して得られる第1の問題および第2の問題を連続して解き、

【0141】

【数32】

$$C_{i_p j_p}$$

【0142】を更新する(ステップS427)。

【0143】次に、新規要求デマンド量が各パスの残余帯域の最大値よりも小さいかどうかを再び(9)式を用いて判定する(ステップS428)。そして、各パスの残余帯域の最大値よりも小さいか両者が等しい場合には(Y)、ステップS424の処理が行われる。

【0144】ステップS428の処理で新規要求デマンド量が各パスの残余帯域の最大値よりも大きいと判定された場合には(N)、パスが確保すべき帯域を次に示すように元に戻す。

【0145】

【数33】

$$C_{i_p j_p}^{\text{old}} \leftarrow C_{i_p j_p}$$

【0146】仮想デマンドも次に示すように元に戻す。

【0147】

$$C_{i_p j_p}$$

*

【0134】が整数である必要があれば、第1の問題および第2の問題を線形計画問題として解いてから、得られた

【0135】

【数30】

$$C_{i_p j_p}$$

10 【0136】の値の少数部分を丸めて解とする。これにより、整数計画問題として解いたときにかかる時間を大幅に削減することができる。

【0137】次にルートサーバ401は、新規要求デマンド量が各パスの残余帯域の最大値よりも小さいかどうかを再び(9)式を用いて判定する(ステップS426)。そして、各パスの残余帯域の最大値よりも小さいか両者が等しい場合には(Y)、ステップS424の処理が行われる。

20 【0138】ステップS426の処理で新規要求デマンド量が各パスの残余帯域の最大値よりも大きいと判定された場合には(N)、次に示すようにデマンドペアp'以外のすべてのデマンドペアの仮想デマンドから新規要求デマンド分だけ差し引いたものと、既設定デマンドの大きい方を新たな仮想デマンド総量に設定する。

【0139】

【数31】

*

【数34】

$$30 \quad v_p \leftarrow v_p - d_p, p' \text{ 以外の全ての } p \text{ に対し } v_p \leftarrow v_p^{\text{old}}$$

【0148】そして、収容不可を該当するノードとしての第1のノード402iに通知する(ステップS429)。

【0149】一方、ステップS422でデマンド量

【0150】

【数35】

$$d_p$$

40 【0151】の既収容デマンドの解除がパス

【0152】

【数36】

$$(i_p, j_p)$$

【0153】であった場合には(Y)、次に示すように更新処理を行う(ステップS430)。

【0154】

【数37】

$$C_{i_p j_p}^{\text{exist}} \leftarrow C_{i_p j_p}^{\text{exist}} - d_p$$

【0155】このように第2の実施例の収容判定装置では、ルートサーバ401が仮想デマンド総量の変動に対してパス網の再構成を行いながら、集中的に収容判定を行うようにしている。このため、第1の実施例の収容判定装置と比べて、収容判定が可能となるデマンド量を増やすことができる。

【0156】第2の実施例の変形可能性

【0157】以上説明した第2の実施例では、1つのデマンドを単一の経路に収容することを前提とした。第2の実施例の変形としては、ルートサーバ401がそのデマンドを収容することができない場合に、(9)式で示したそのときの各パスの残余帯域の最大値をノードに通知して、通知されたノードは要求されるデマンド量から

【0158】

【数38】

$$\max_{(i_p, j_p) \in R_p} (c_{i_p, j_p} - c_{i_p, j_p}^{\text{exist}})$$

【0159】の値を有するデマンドを切り出して順番に設定要求を行う。これにより、収容判定が可能となるデマンド

r_s^σ :各リンク(s)の各状態(σ)における残余帯域を表す変数。

【0164】ここで残余帯域とは、その状態において設定すべき現用経路あるいは予備経路に確保すべき帯域を、リンク容量から差し引いた分である。現用経路および予備経路を収容するたびに残余帯域は更新される。この残余帯域を使用することで現用資源は次の(10)式で、また予備資源は(11)式で計算することができる。

【0165】

【数40】

$$q_s = \min_{\{\sigma | f_s^\sigma = 1\}} r_s^\sigma \quad \text{※30} \quad \text{【数42】}$$

【0168】現用経路は、現用資源および予備資源を差し引いた残りの資源から帯域を確保する必要がある。そこで、残余帯域の最小値が用いられる。

$$u_s^{l_p} = \min_{\{\sigma | \pi_{l_p}^\sigma = 0 \text{ かつ } f_s^\sigma = 1\}} r_s^\sigma$$

:そのリンクが正常でかつ与えられた現用経路 l_p 上で発生した障害を回復するために予備経路上に帯域を確保すべき各状態間($\sigma | \pi_{l_p}^\sigma = 0$)でのリンクsの残余帯域の最小値。

【0170】 $M_p(t)$:各リンクの容量 $c = (c_1, \dots, c_s, \dots, c_s)$ を与えられたネットワークにおいて、デマンドペアpに対する重要リンク集合。

$$x_s(c) = \sum_{\{p | s \in M_p(c)\}} v_p$$

:そのリンクが重要リンク集合に含まれるデマンドペアの仮想デマンド総量の総和で与えたリンクsのコスト。

*マンド量を更に増加することができる。

【0160】第3の実施例

【0161】図7は本発明の第3の実施例におけるデマンドの収容判定装置の構成を表わしたものである。この第3の実施例の収容判定装置の構成は、ルートサーバ501の制御プログラムあるいはこれに対応するハードウェアが第2の実施例のルートサーバ401(図5参照)と一部相違しているだけで、その他の部分は相違しない。そこで、図7で図5と同一部分には同一の符号を付しており、これらの説明を適宜省略する。第3の実施例のデマンドの収容判定装置では、デマンドの収容判定をルートサーバ501がオンラインで行う点で第2の実施例と一致するが、数理計画問題を解く処理を行わない点で第2の実施例と相違する。

【0162】図8は本実施例におけるルートサーバの処理の流れを表わしたものである。この処理で使用する記号と式についてまず説明する。

【0163】

【数39】

$$W_s = B_s - r_s^0 \quad \dots (10)$$

【0166】

【数41】

$$R_s = B_s - W_s - \min_{\{\sigma | f_s^\sigma = 1\}} r_s^\sigma = r_s^0 - \min_{\{\sigma | f_s^\sigma = 1\}} r_s^\sigma \quad \dots (11)$$

【0167】

【数42】

★【0169】

【数43】

☆【0171】

【数44】

【0172】以上の記号と式を使用して、ルートサーバ 50 501の処理を図7と共に説明する。ここでは、図7に

31

示す第1のノード402、(第2のノード402についても同様。)から収容判定要求があった場合を例に挙げて説明する。

【0173】ネットワークの運用の初期に、次に示すように各状態における各リンクの残余帯域に与えられたリンク容量を設定しておく。

【0174】

【数45】

$$r_s^{\sigma} \leftarrow B_s$$

【0175】ルートサーバ501は、図7に示した収容判定要求(ステップS521)と設定解除(ステップS522)についての監視を行っている。まず、第1のノード402に対してデマンドペア p' についてのデマンド設定要求411があり、これを基にした収容判定要求があったとする(ステップS521:Y)。ルートサーバ501はリンク s の容量をそのリンクが正常な各状態間での残余帯域の最小値

【0176】

【数46】

$$q_s = \min_{\{\sigma | r_s^{\sigma} = 1\}} r_s^{\sigma}$$

【0177】で与え、リンク s のコストを $x_s(q)$ で与えたネットワーク上にCSPFアルゴリズムを使用して、デマンドペア p' のデマンド

【0178】

【数47】

$$d_{p'}$$

【0179】を収容可能な経路を探索する(ステップS523)。そして、現用経路が見つかったかどうかを判別して(ステップS524)、見つかった場合には(Y)、その見つかった経路を現用経路

【0180】

【数48】

$$l_{p'}$$

【0181】とする。そして、リンク(s)の各状態(σ)における残余帯域を表わす変数

【0182】

【数49】

$$r_s^{\sigma}$$

【0183】を、次に示すように後で予備経路が見つからなかった場合を想定して退避させる。

【0184】

【数50】

$$r_s^{\sigma, \text{old}} \leftarrow r_s^{\sigma}$$

【0185】そして、現用経路上の各リンク

【0186】

【数51】

32

$$g_{l_{p'}}^s = 1 \text{ なる } s$$

【0187】において、次に示すように現用経路を収容した分だけ更新する(ステップS525)。

【0188】

【数52】

$$r_s^{\sigma} \leftarrow r_s^{\sigma} - g_{l_{p'}}^s d_{p'}$$

【0189】ここでは、現用経路上に障害が発生しても、その経路上の他の正常なリンクに確保した帯域は開放しないとしている。仮に開放する処理を行う場合には、次のように更新する。

【0190】

【数53】

$$r_s^{\sigma} \leftarrow r_s^{\sigma} - \pi_{l_{p'}}^{\delta} g_{l_{p'}}^s d_{p'}$$

【0191】現用経路上に障害が発生しても、その経路上の他の正常なリンクに確保した帯域は開放しないので、予備経路上に確保する帯域は、現用経路上の帯域の確保を前提としない。このため、障害回復を高速に実現可能である。

【0192】次に、現用経路

【0193】

【数54】

$$l_{p'}$$

【0194】上のリンクをすべて除いたサブグラフを作り、リンク s の容量をそのリンクが正常でかつ現用経路

【0195】

【数55】

$$l_{p'}$$

【0196】に発生した障害を回復させるために、予備経路上に帯域を確保すべき各状態間でのリンク s の残余帯域の最小値

【0197】

【数56】

$$u_s^{l_{p'}} = \min_{\{\sigma | \pi_{l_{p'}}^{\sigma} = 0 \text{ かつ } r_s^{\sigma} = 1\}} r_s^{\sigma}$$

【0198】で与え、リンク s のコストを

【0199】

【数57】

$$x_s(u^{l_{p'}})$$

【0200】で与えたネットワーク上で、CSPFアルゴリズムを使用して、デマンド $d_{p'}$ を収容する経路を探索する(ステップS526)。経路が見つかった場合には(ステップS527:Y)、これを予備経路として符号

【0201】

【数58】

$$J_p^{33}$$

【0202】で表わす。そして、変数

【0203】

【数59】

$$r_s^\sigma$$

【0204】を、現用経路が障害を起こす各状態

【0205】

【数60】

$$\pi_{l_p}^\sigma = 0$$

【0206】なる σ において、予備経路が経由する各リンク

【0207】

【数61】

$$g_{J_p}^s = 1 \text{ なる } s$$

【0208】で、予備経路を収容した分だけ、次のように更新する。

【0209】

【数62】

$$r_s^\sigma \leftarrow r_s^\sigma - g_{J_p}^s (1 - \pi_{l_p}^\sigma) d_{J_p}^s$$

【0210】そして、収容判定の要求を行ったノードとしての第1のノード402₁に対して、見つかった現用経路と予備経路に関する情報を返答413（図7参照）として通知する（ステップS528）。ステップS527で予備経路が見つからなかった場合には（N）、変数

【0211】

【数63】

$$r_s^\sigma$$

【0212】を元に戻し（ステップS529）、収容判定の要求を行ったノードとしての第1のノード402₁に対して収容が不可能であることを返答413として通知する（ステップS530）。

【0213】一方、現用経路

【0214】

【数64】

$$l_p$$

【0215】および予備経路

【0216】

【数65】

$$J_p$$

【0217】に既存収容デマンドの解除がデマンドペア p'' であったら（ステップS522：Y）、次に示すように各リンクの各状態における残余帯域を現用経路と予備経路を削除した分だけ更新する（ステップS531）。

【0218】

【数66】

$$r_s^\sigma \leftarrow r_s^\sigma + (g_{l_p}^s + g_{J_p}^s (1 - \pi_{l_p}^\sigma)) d_{J_p}^s$$

【0219】これにより、数理計画法を使用しなくても、デマンドペア間の干渉を考慮しつつ現用経路と予備資源を共用可能で、かつ想定した障害状態に対して100パーセント障害が回復可能な予備経路を現用経路と同時に探索することができる。すなわち、あるリンクにおいて、ステップS525で予備経路上のリンクで、対応する現用経路が障害を起こすそれぞれの状態に関して、更新を行った後の残余帯域が、割り当てを行う前のすべての障害状態の残余帯域の最小値よりも小さくならないような場合を考えると、この場合には、新たに予備資源が増加しないで、予備資源を共有することができるからである。ここで、予備資源とは、各状態においてそのリンクを予備経路が経由する各々のパスに確保すべき帯域の総和の、各状態に関する最大値を考えている。

【0220】

【発明の効果】以上説明したように請求項1～請求項5、請求項10または請求項11記載の発明によれば、各デマンドペア間での満足率の最小値を最大化すべき目的関数として持ち、あるパスの現用経路上で障害が起きた状態でのみ前記パスの予備経路上に帯域を確保することを制約条件に含む第1の最適化問題を第1の最適化問題演算手段によって解くと共に、各パスに確保すべき帯域の全デマンドペアに関する総和を最大化すべき目的関数として持ち、第1の最適化問題演算手段によって第1の最適化問題を解いて得られた各デマンドペア間の最小満足率の値を、各デマンドペアの満足率の下限とすることを制約条件に含む第2の最適化問題を第2の最適化問題演算手段によって解くことにしたので、各デマンドペアの干渉を考慮しつつ、収容可能なデマンド量を最大化して、予備資源を共有可能な予備経路を、現用経路と同時に探索することができる。

【0221】また請求項4および請求項5記載の発明によれば、仮想デマンド量を修正して第1および第2の最適化問題を解き、その結果、パス網を再編成してからデマンドの収容判定を行うことにしたので、仮定したデマンド量を上回ったチャネル設定要求があっても、それを受け入れる可能性が生じ、ネットワークの有効活用を図ることができる。

【0222】更に請求項6～請求項9記載の発明によれば、あるリンクが正常なすべての状態における残余帯域の最小値をそのリンクの容量に持つネットワークにおいて、現用経路を容量制約付き最短経路選択（CSPF）のアルゴリズムに基づいて算出した後、現用経路に含まれるリンクをすべて外して、各リンクにおいて現用経路が障害にある各々の状態での残余帯域の最小値をそのリンクの容量とし、このように形成したネットワーク上でCSPFのアルゴリズムに基づいて予備経路を求めることにした。このため、数理計画法を使用せずにデマンド

10

20

30

40

50

の収容判定を行うことができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の第1の実施例でルートサーバがエッジノードに計算された帯域を示す情報を配布する様子示した説明図である。

【図2】第1の実施例でルートサーバが帯域を示す情報を配布した後に、エッジノードがオフラインでそれぞれのデマンドの要求に対応する様子を表わした説明図である。

【図3】第1の実施例におけるルートサーバの処理の流れを表わした流れ図である。

【図4】ステップS303でルートサーバから与えられた情報を基にしたエッジノードのオフラインによる動作を示した流れ図である。

【図5】本発明の第2の実施例におけるデマンドの収容判定装置の構成を表わした概略構成図である。

【図6】第2の実施例におけるルートサーバの処理の流れを表わした流れ図である。

【図7】本発明の第3の実施例におけるデマンドの収容*

* 判定装置の構成を表わした概略構成図である。

【図8】本実施例におけるルートサーバの処理の流れを表わした流れ図である。

【図9】CSPFによるアルゴリズムを示した流れ図である。

【図10】ネットワークにおけるチャネルの経路の遮断あるいは干渉の現象を示した説明図である。

【図11】ネットワークにおける予備経路の共有の概念を示した説明図である。

【符号の説明】

201、401、501 ルートサーバ

202、402 ノード

203 リンク

205、405 現用経路

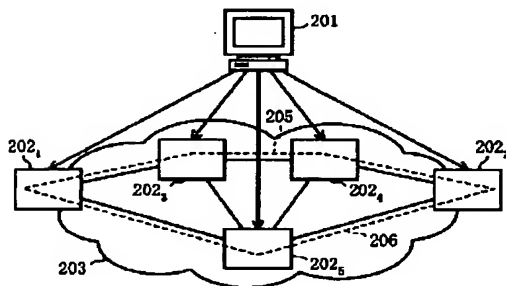
206、406 予備経路

211、411 デマンドの設定要求

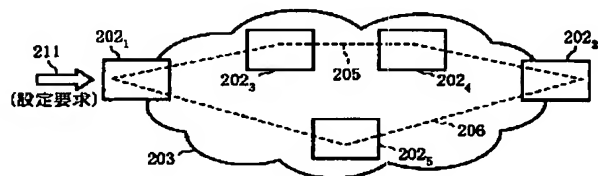
412 収容判定要求

413 返答

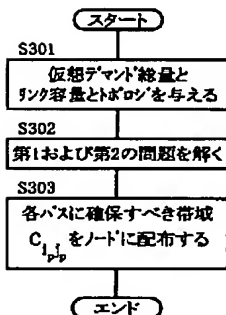
【図1】



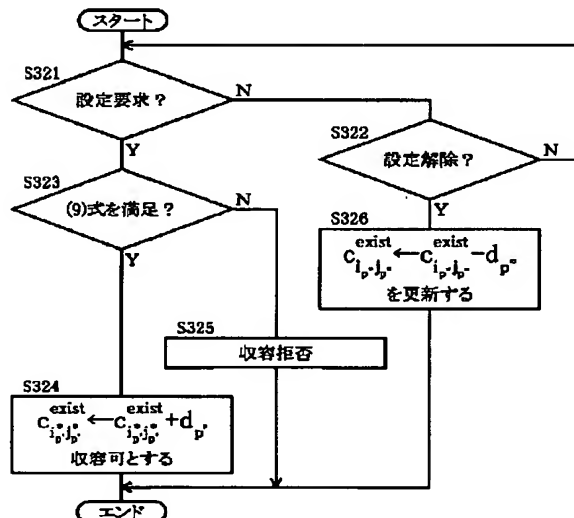
【図2】



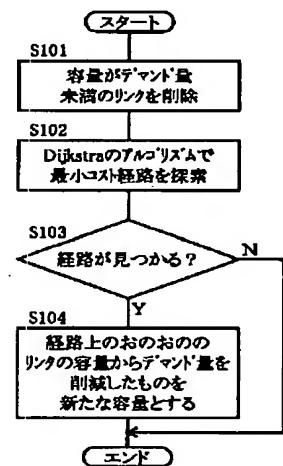
【図3】

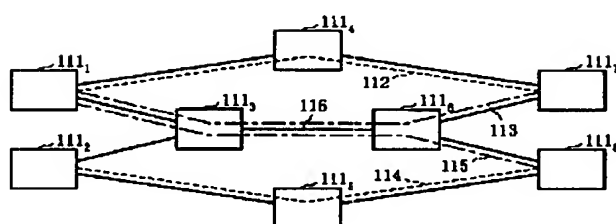
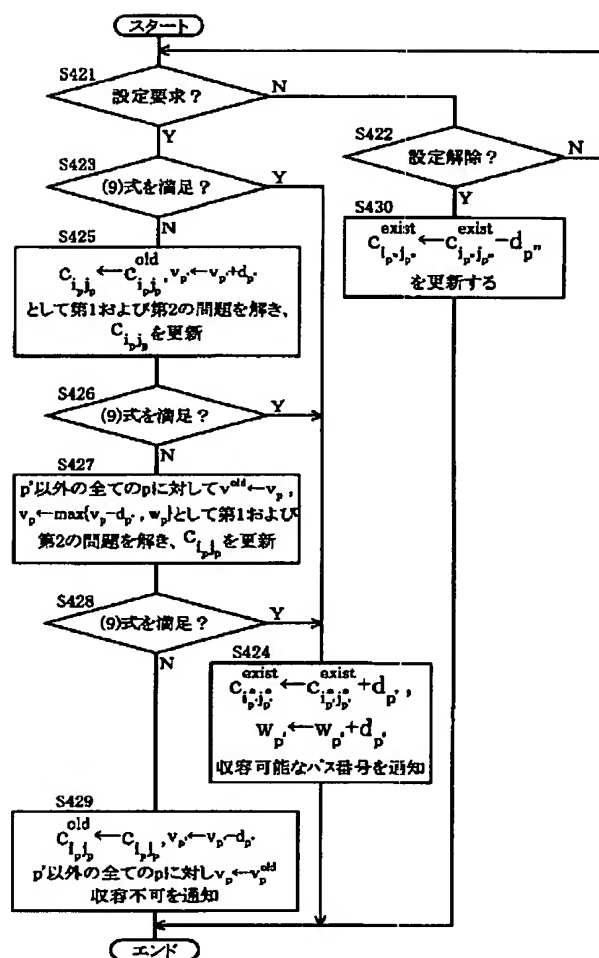
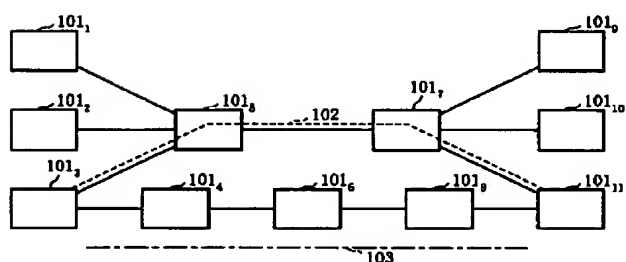
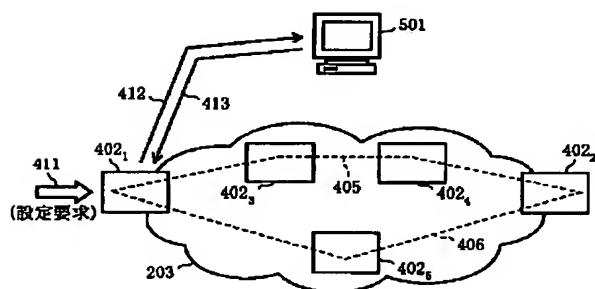
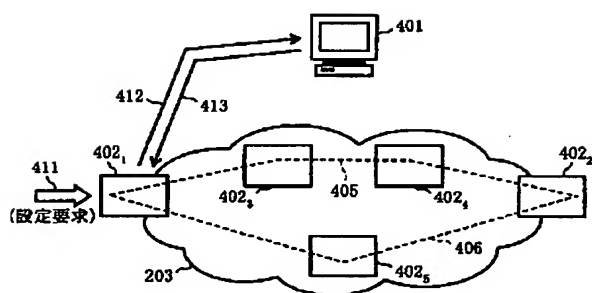


【図4】



【図9】





【図8】

